

理論計算機科学特論 (2026 年前学期)

計算複雑性の基礎

第 6 回

階層定理 : $P \neq EXPTIME$

岡本 吉央 (電気通信大学)

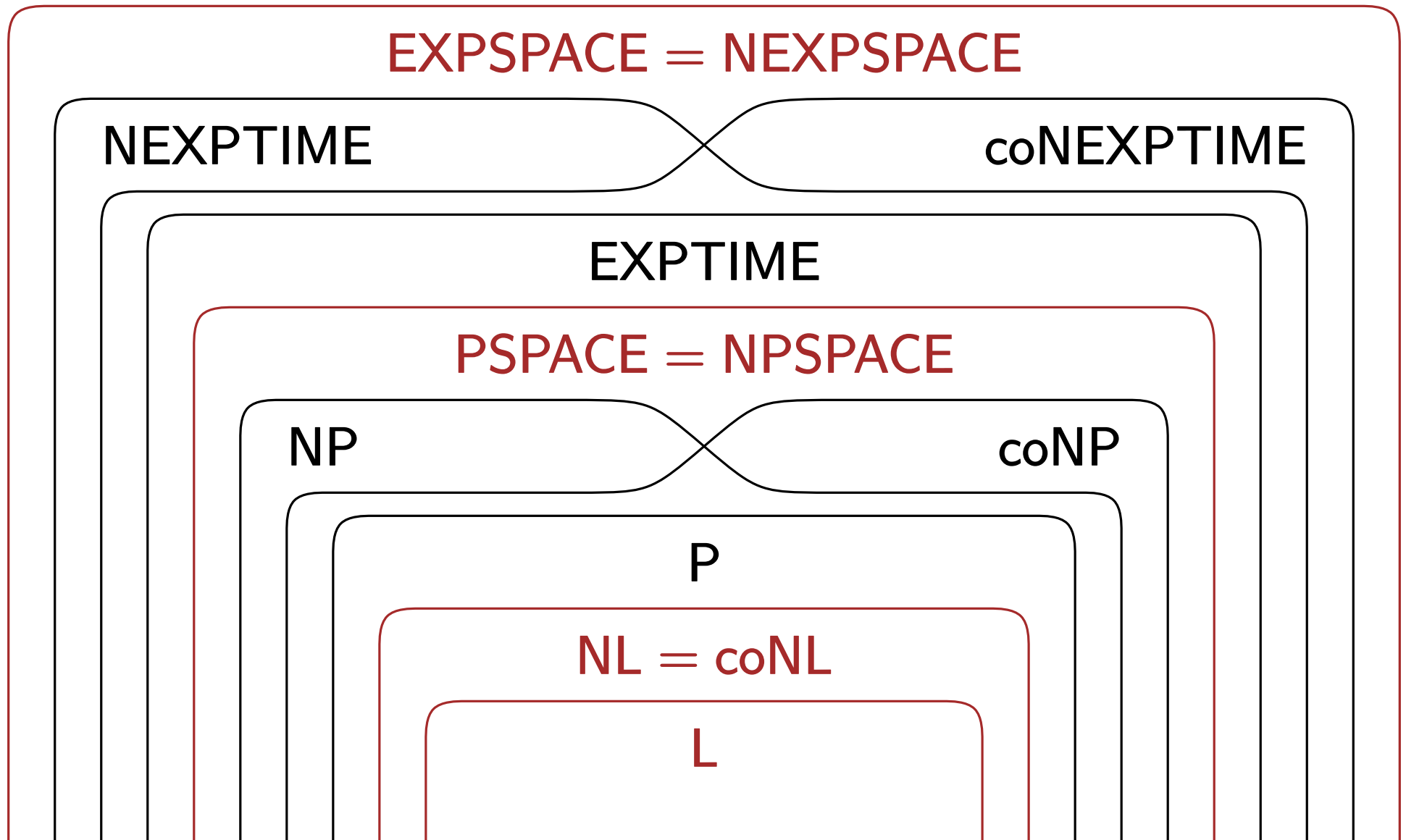
okamotoy@uec.ac.jp

2026 年 5 月 19 日

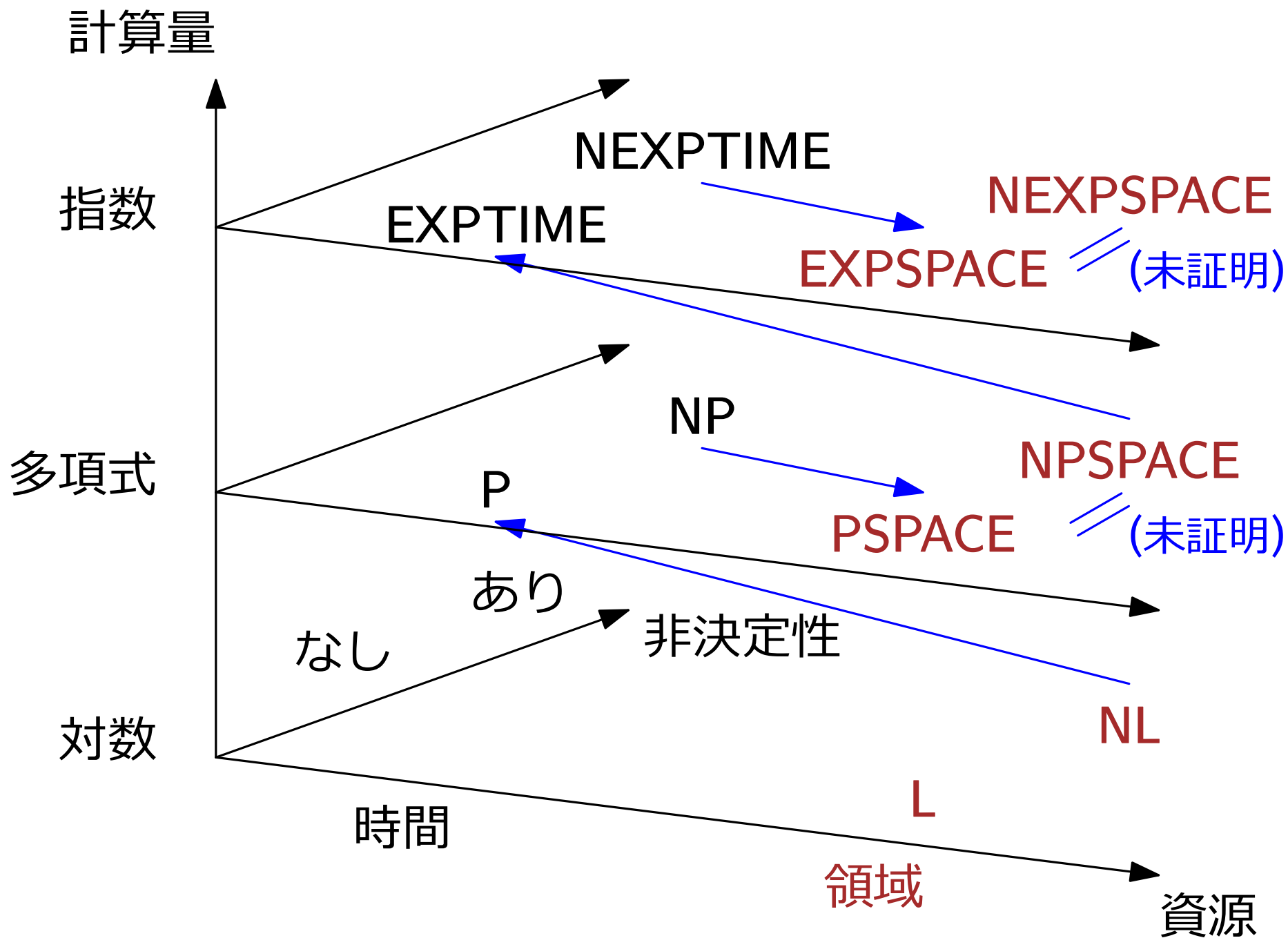
最終更新 : 2026 年 5 月 20 日 07:19

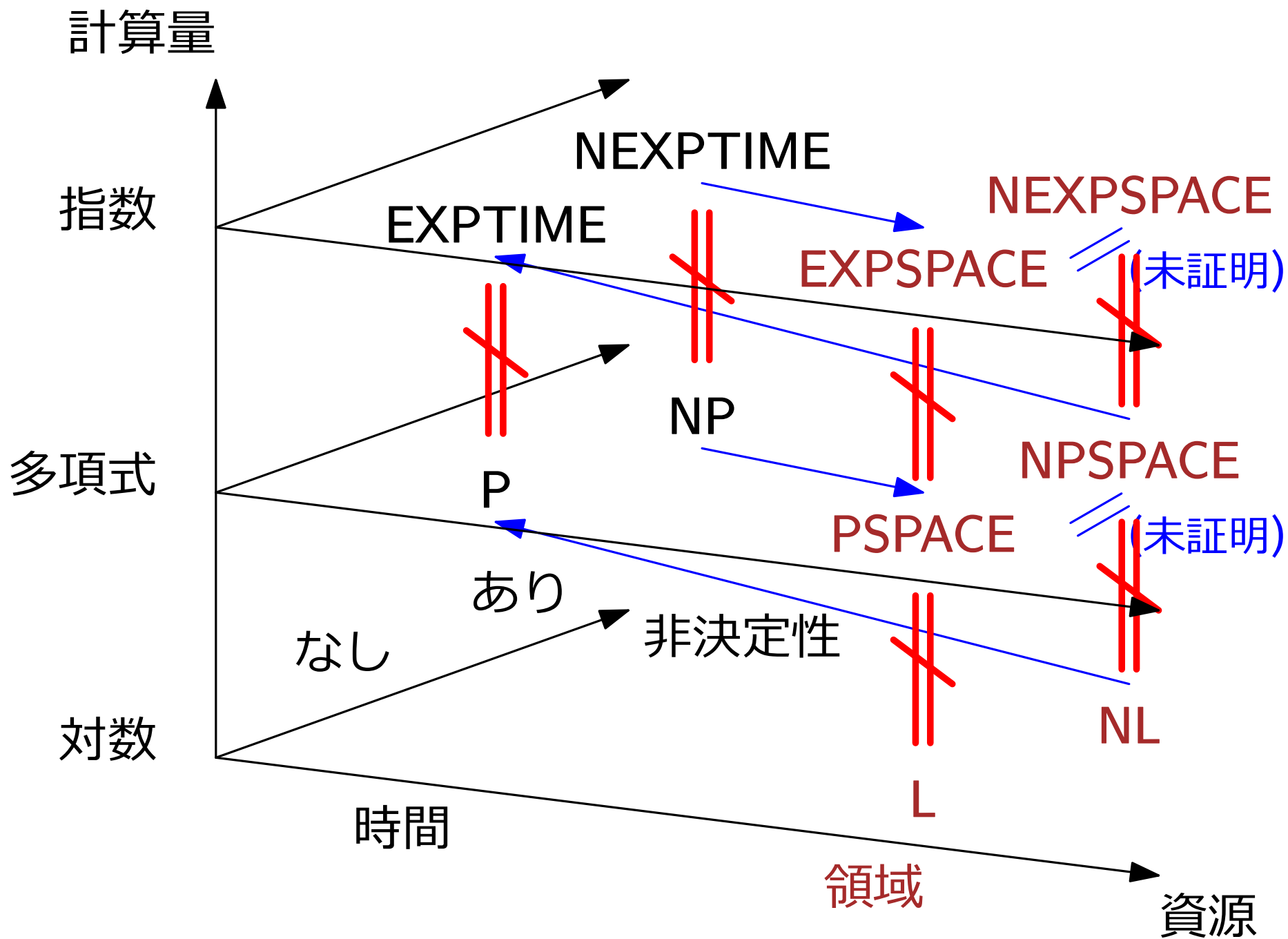
1. 計算理論の復習 (4/7)
2. 時間計算量 : P, NP, coNP (4/14)
3. 帰着と完全性 : NP 完全 (4/21)
4. 領域計算量 : L, NL, PSPACE (4/28)
- * 休み (祝日) (5/5)
5. 時間と領域の関係 : $P \subseteq PSPACE \subseteq EXPTIME$ (5/12)
6. **階層定理 : $P \neq EXPTIME$** (5/19)
7. Ladner の定理 : $NP - P = NPC \Rightarrow P = NP$ (5/26)

8. Savitch の定理 : $PSPACE = NPSPACE$ (6/2)
9. Immerman-Szlepcsényi の定理 : $NL = coNL$ (6/9)
10. 多項式階層 : $P = NP \Rightarrow P = PH$ (6/16)
11. 交代性計算 : $AP = PSPACE$ (6/23)
12. 確率的計算 : $P \subseteq BPP \subseteq PP, NP \subseteq PP$ (6/30)
13. 対話証明系 (1) : $NP \subseteq MA \subseteq AM$ (7/7)
14. 対話証明系 (2) : $IP \subseteq PSPACE$ (7/14)
15. 対話証明系 (3) : $PSPACE \subseteq IP$ (7/21)
 - * 休み (授業のない日) (7/28)



黒は時間複雑性クラス, 茶は領域複雑性クラス





目標

次を証明する

- $P \neq \text{EXPTIME}$

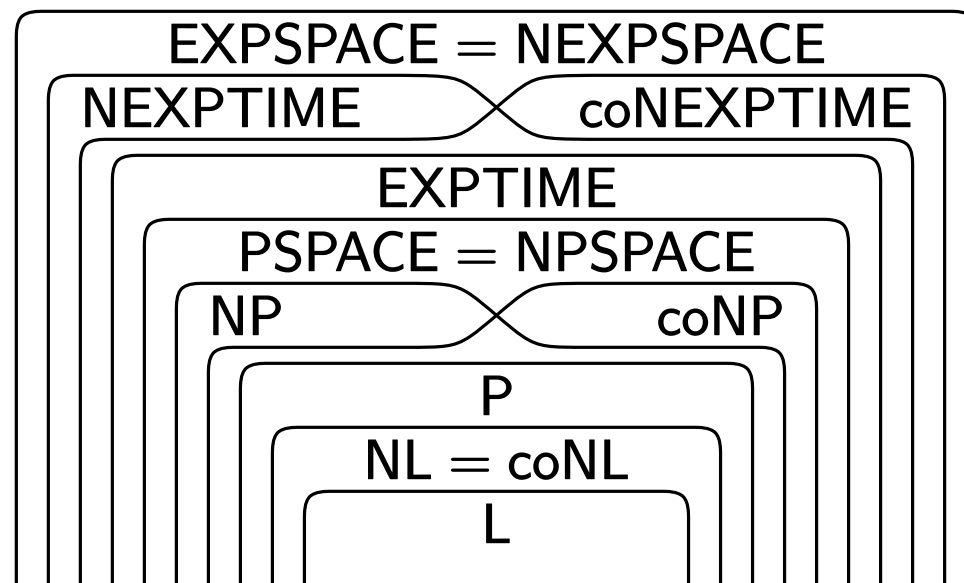
* 証明技法：対角線論法

他の階層定理も紹介する

$P \subseteq \text{EXPTIME}$ なので,

$P \subsetneq \text{EXPTIME}$ が正しい

ということ



1. $P \neq EXPTIME$
2. $PSPACE \neq EXPSPACE$
3. 時間階層定理と領域階層定理
4. 非決定性階層定理

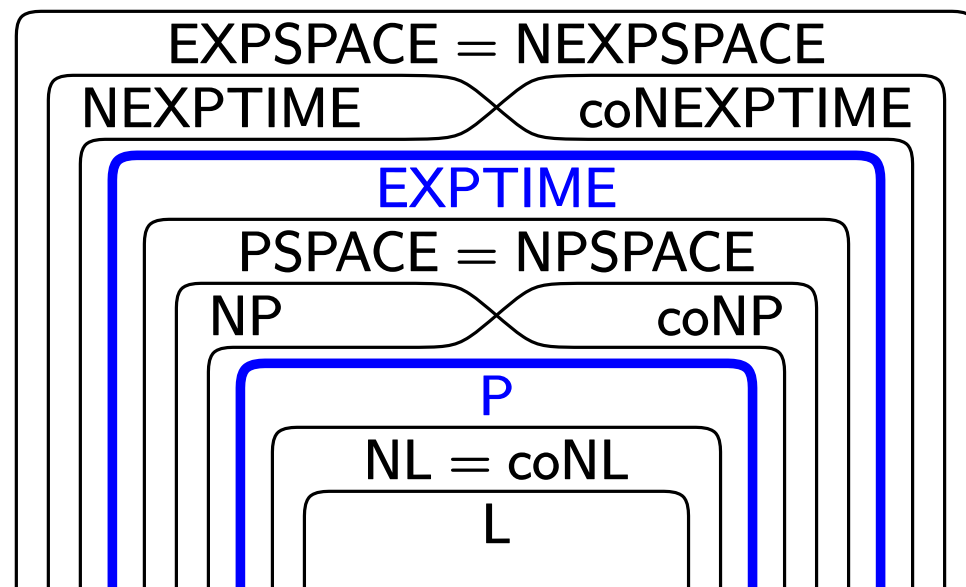
性質：時間階層定理 (time hierarchy theorem)

$P \neq EXPTIME$

(Stearns, Hartmanis '65)

注：次は未解決

- $P \stackrel{?}{\neq} NP, coNP$
- $NP, coNP \stackrel{?}{\neq} PSPACE$
- $PSPACE \stackrel{?}{\neq} EXPTIME$



つまり

指数時間で解けるが、多項式時間で解けない問題が存在する！

チューリング機械やふつうのプログラミング言語が持つ性質

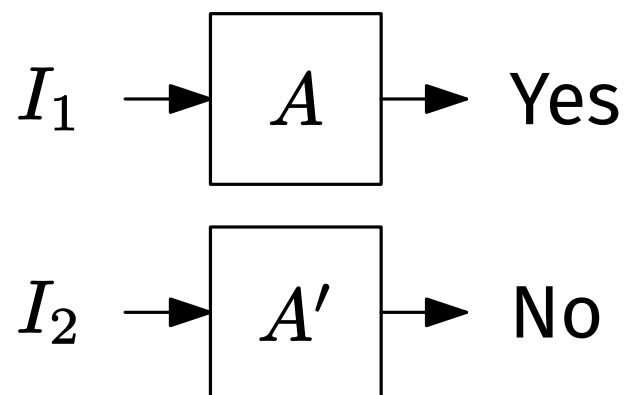
性質：万能性 (universality)

次の問題を解くアルゴリズム U が存在する

入力：アルゴリズム A , 入力 I

出力： I を A に入力したときの A の出力

注意：万能性 \neq 何でもできる



U は その計算モデルの **インタプリタ**

チューリング機械やふつうのプログラミング言語が持つ性質

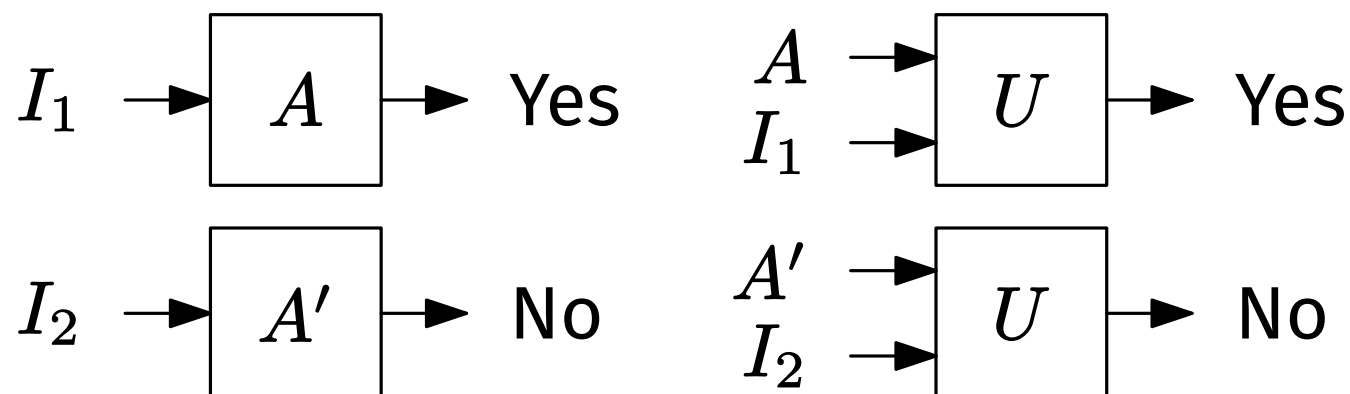
性質：万能性 (universality)

次の問題を解くアルゴリズム U が存在する

入力：アルゴリズム A , 入力 I

出力： I を A に入力したときの A の出力

注意：万能性 \neq 何でもできる



U は その計算モデルの **インタプリタ**

性質：万能性 (universality)

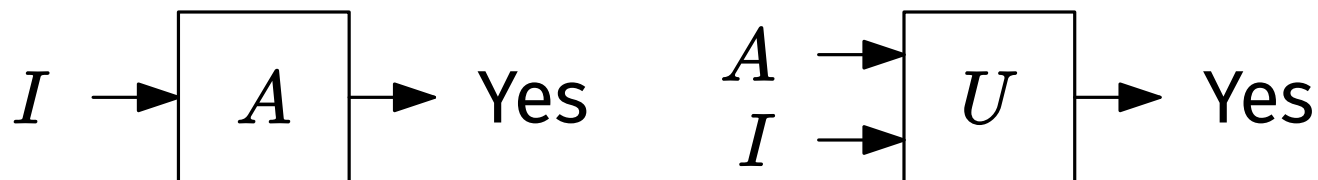
次の問題を解くアルゴリズム U が存在する

入力： アルゴリズム A , 入力 I

出力： I を A に入力したときの A の出力

注： $U(A, I)$ の実行時間 $\leq A(I)$ の実行時間の多項式
となるように U を構成できる

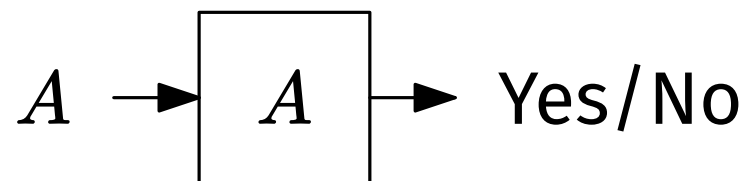
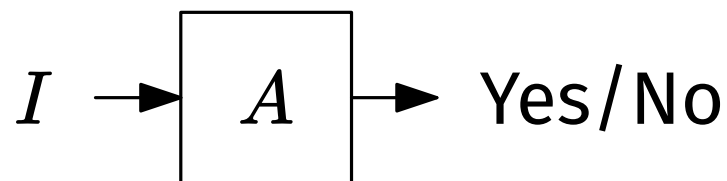
例えば, $A(I)$ の実行時間 = T のとき,
 $U(A, I)$ の実行時間 $\leq T^2$ のように



問題 P (指数時間限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止しない, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, Yes を出力 \Rightarrow No

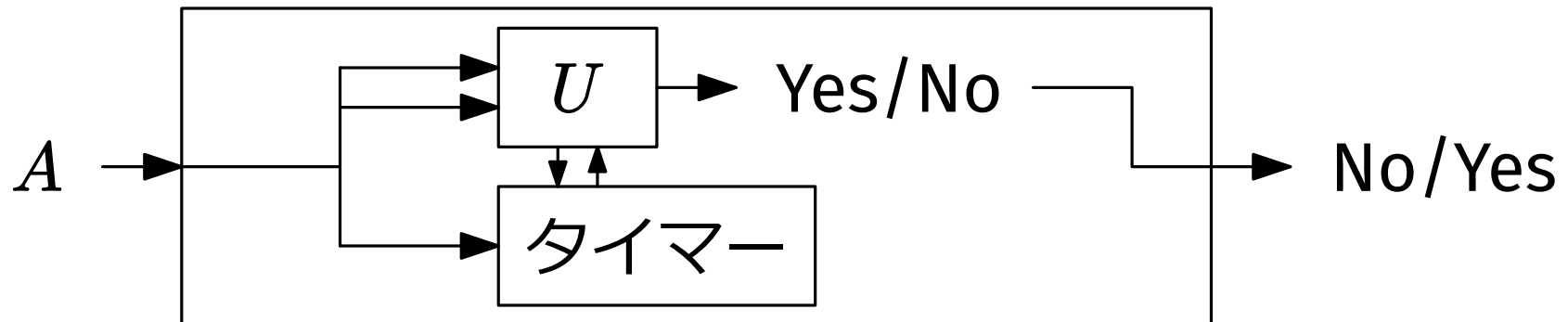


問題 P (指数時間限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止しない, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 1 : 問題 $P \in EXPTIME$

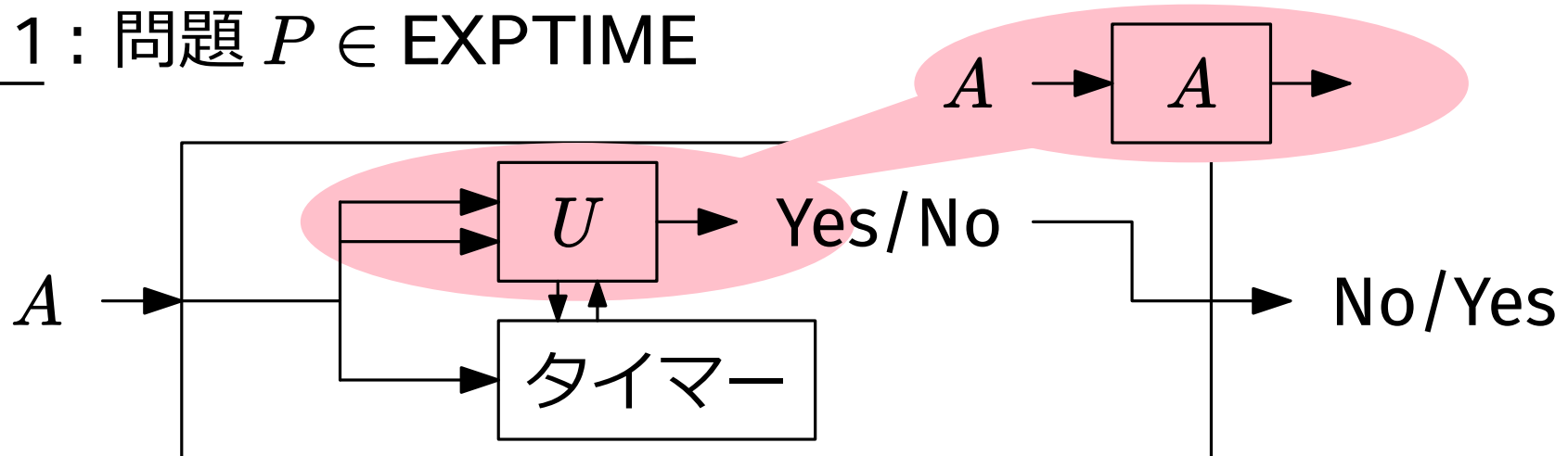


問題 P (指数時間限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止しない, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 1 : 問題 $P \in EXPTIME$

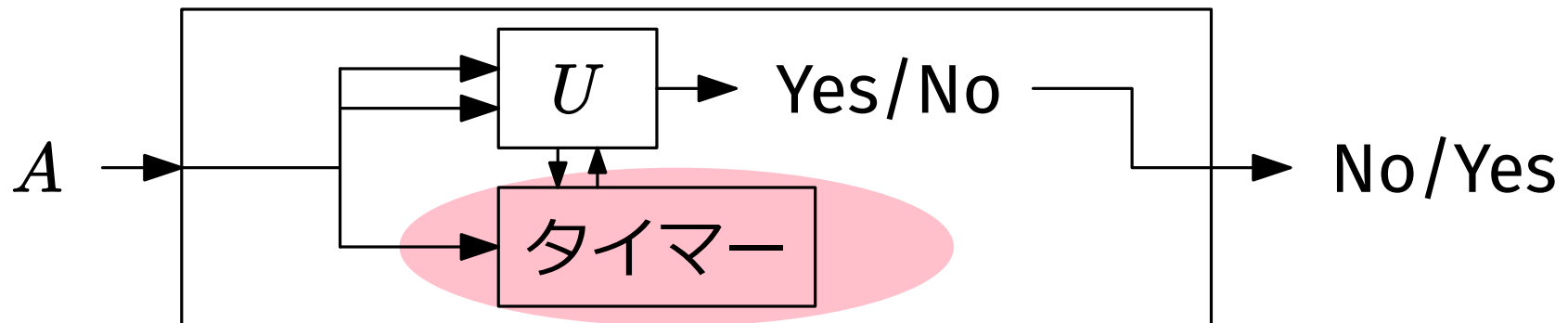


問題 P (指数時間限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止しない, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 1 : 問題 $P \in EXPTIME$



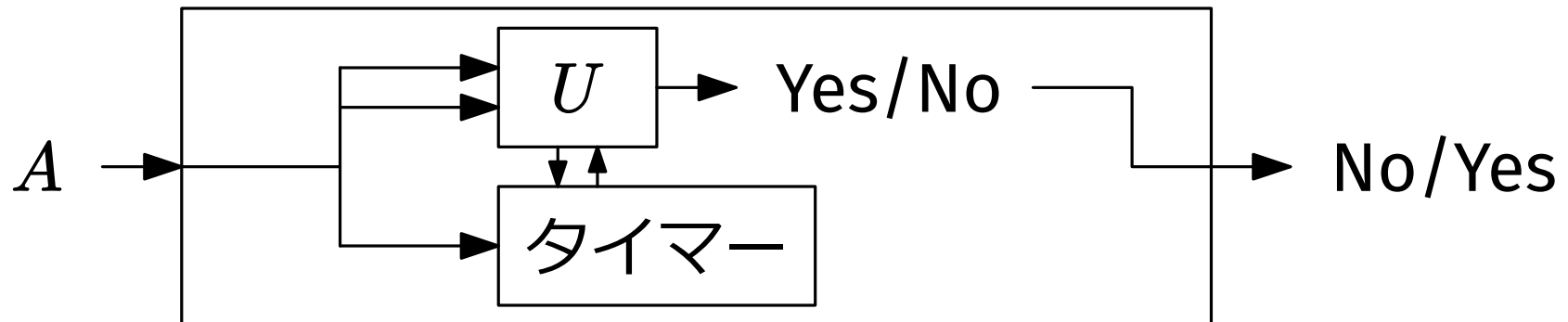
$2^{|A|}$ ステップ数える

問題 P (指数時間限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

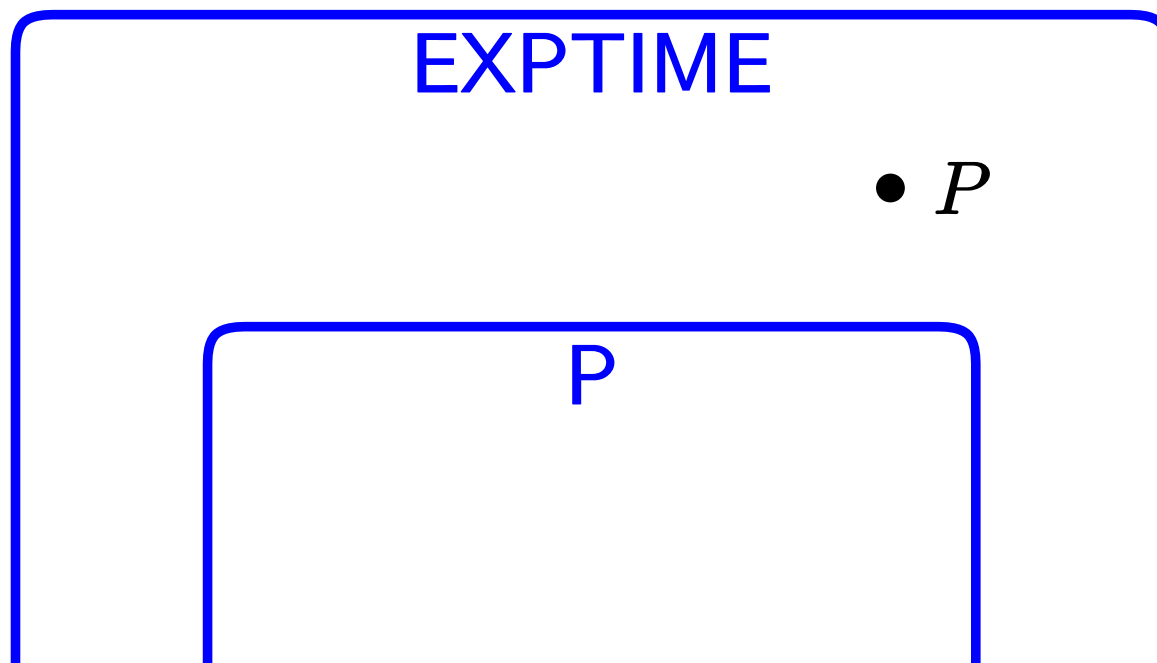
出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止しない, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 1 : 問題 $P \in \text{EXPTIME}$



時間計算量 = $O((2^{|A|})^k) = O(2^{k|A|})$ (k は定数)

性質 2 : 問題 $P \notin P$



問題 P (指数時間限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止しない, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 2 : 問題 $P \notin P$

証明 (背理法) : $P \in P$ と仮定する

- B は P を解く多項式時間アルゴリズムであるとする



問題 P (指数時間限定模倣の反転)

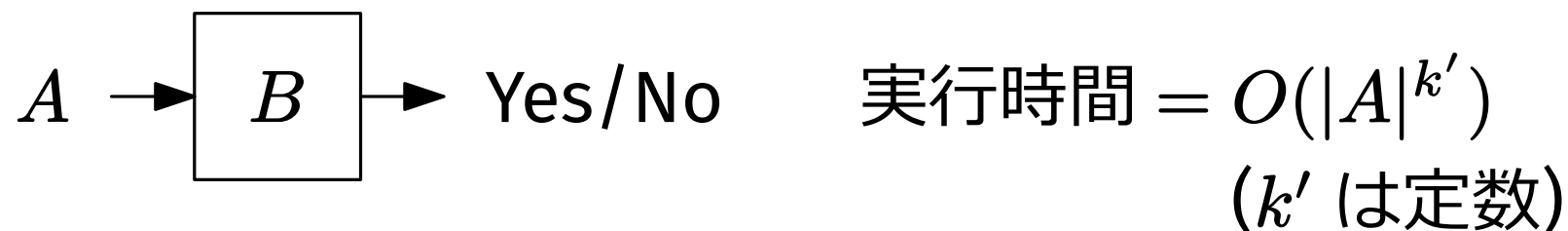
入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止しない, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, Yes を出力 \Rightarrow No

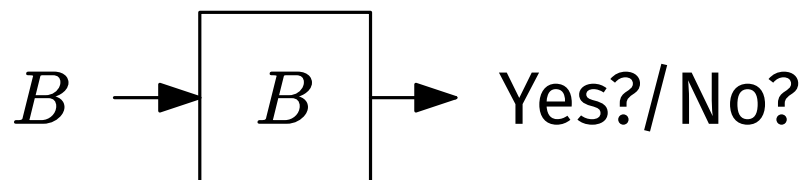
性質 2 : 問題 $P \notin P$

証明 (背理法) : $P \in P$ と仮定する

- B は P を解く多項式時間アルゴリズムであるとする



- [対角線論法] $B(B)$ の出力は Yes か No か?



問題 P (指数時間限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止しない, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 2 : 問題 $P \notin P$

証明 (背理法) : $P \in P$ と仮定する

- B は P を解く多項式時間アルゴリズムであるとする



- [対角線論法] $B(B)$ の出力は Yes か No か?



問題 P (指数時間限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止しない, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 2 : 問題 $P \notin P$

証明 (続き) : 場合分け

- $B(B)$ の出力が Yes のとき
 B は問題 P を解くので, $B(B)$ は No を出力 \leadsto 矛盾
- $B(B)$ の出力が No のとき
 B は問題 P を解くので, $B(B)$ は Yes を出力 \leadsto 矛盾

どちらの場合も, 矛盾が導かれる

□

問題 P (指数時間限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止しない, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し, Yes を出力 \Rightarrow No

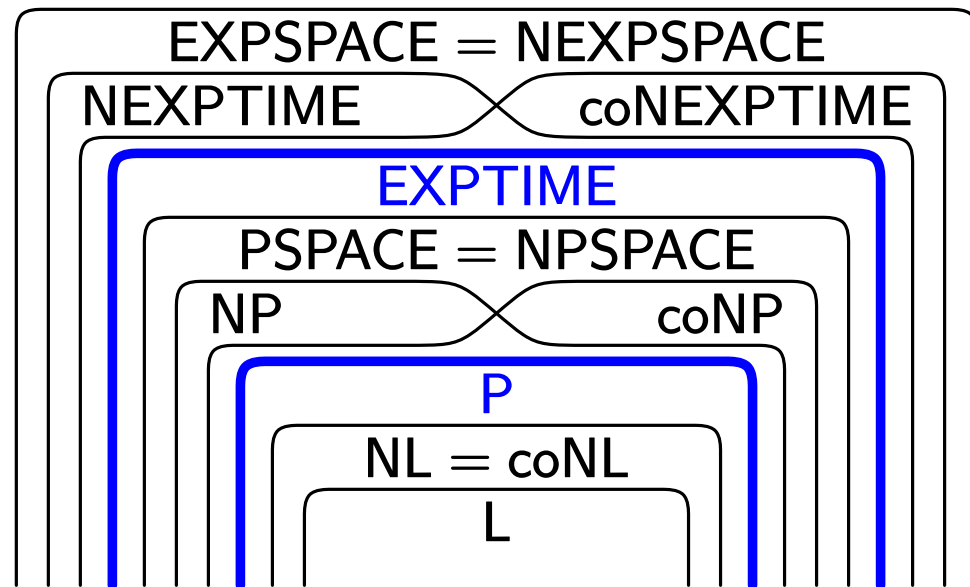
性質：時間階層定理 (time hierarchy theorem)

P ≠ EXPTIME

(Stearns, Hartmanis '65)

注：次は未解決

- P $\stackrel{?}{\neq}$ NP, coNP
- NP, coNP $\stackrel{?}{\neq}$ PSPACE
- PSPACE $\stackrel{?}{\neq}$ EXPTIME



つまり

指数時間で解けるが、多項式時間で解けない問題が存在する！

対角線論法 (diagonalization argument) とは？

Yes/No の二次元配列において，対角線を反転させる論法

プログラム

	A_1	A_2	A_3
入力 A_1	Y	Y	N
A_2	N	N	Y
A_3	N	Y	N

$A_2(A_3) = \text{Yes}$

対角線論法 (diagonalization argument) とは？

Yes/No の二次元配列において，対角線を反転させる論法

		プログラム			問題 P を解く 多項式時間アルゴリズム
		A_1	A_2	A_3	
入力	A_1	Y	Y	N	
	A_2	N	N	Y	
	A_3	N	Y	N	
	B				?

$A_2(A_3) = \text{Yes}$

問題 P (指数時間限定模倣の反転)

入力：プログラム A

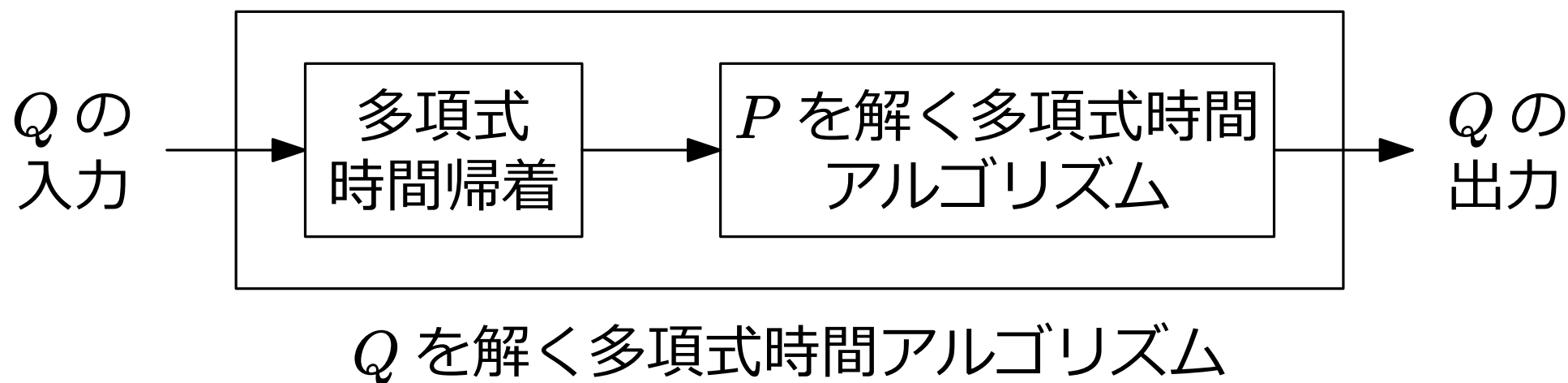
出力： $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し，No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止しない，または，
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ ステップで停止し，Yes を出力 \Rightarrow No

性質： $P \neq \text{EXPTIME}$ の帰結

どの EXPTIME 困難問題も多項式時間で解けない

証明：EXPTIME 困難問題 P が多項式時間で解けると仮定

- 任意の $Q \in \text{EXPTIME}$ を考える



- $\therefore P = \text{EXPTIME}$
- これは $P \neq \text{EXPTIME}$ に矛盾

□

性質 (再掲)

どの EXPTIME 困難問題も多項式時間で解けない

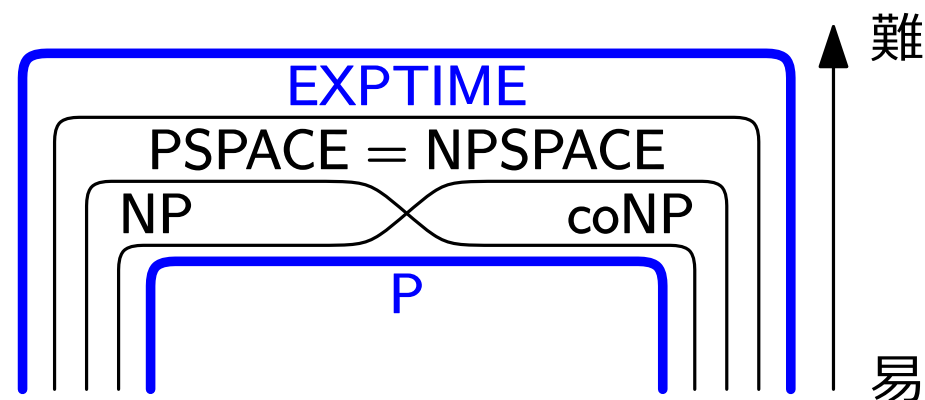
- これは 無条件下界 (unconditional lower bound)

性質：同様に証明できる

$P \neq NP \Rightarrow$

どの NP 困難問題も多項式時間で解けない

- これは 条件つき下界 (conditional lower bound)



1. $P \neq EXPTIME$
2. $PSPACE \neq EXPSPACE$
3. 時間階層定理と領域階層定理
4. 非決定性階層定理

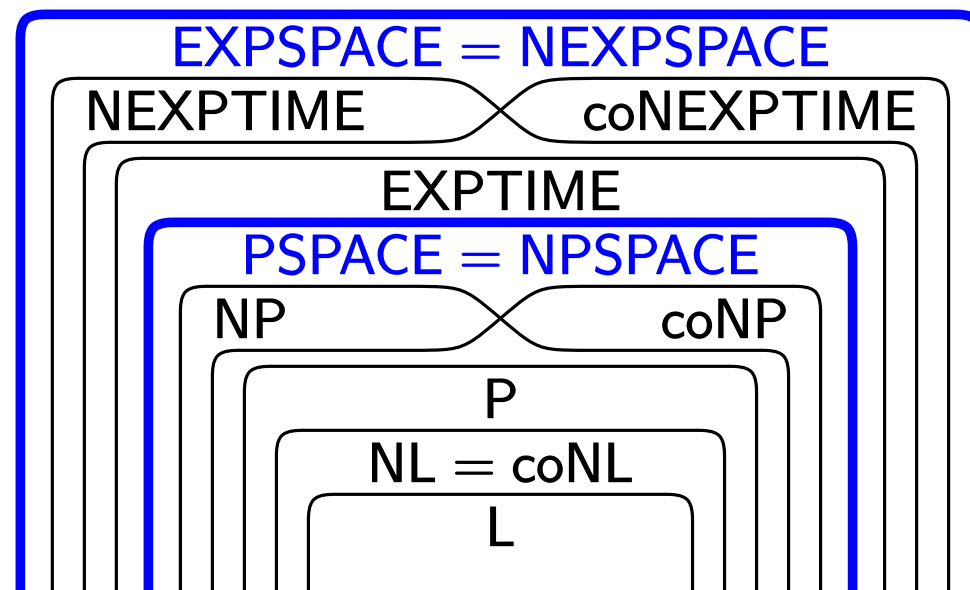
性質：領域階層定理 (space hierarchy theorem)

PSPACE \neq EXPSPACE

(Stearns, Hartmanis '65)

注：次は未解決

- PSPACE $\stackrel{?}{\neq}$ EXPTIME
- EXPTIME $\stackrel{?}{\neq}$ NEXPTIME
- NEXPTIME $\stackrel{?}{\neq}$ EXPSPACE



つまり

指数領域で解けるが、多項式領域で解けない問題が存在する！

性質：万能性 (universality)

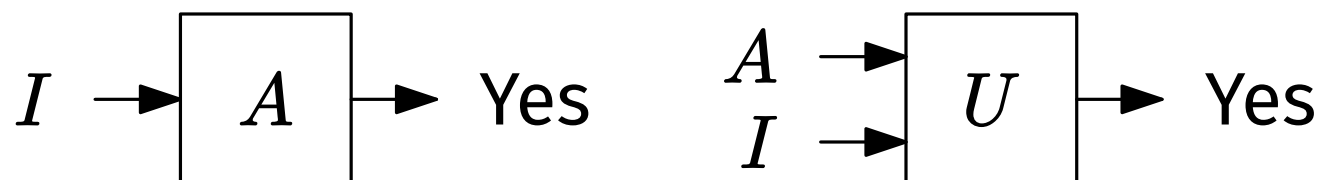
次の問題を解くアルゴリズム U が存在する

入力： アルゴリズム A , 入力 I

出力： I を A に入力したときの A の出力

注： $U(A, I)$ の作業領域量 $\leq A(I)$ の作業領域量の多項式
となるように U を構成できる

例えば, $A(I)$ の作業領域量 = S のとき,
 $U(A, I)$ の作業領域量 $\leq S^2$ のように

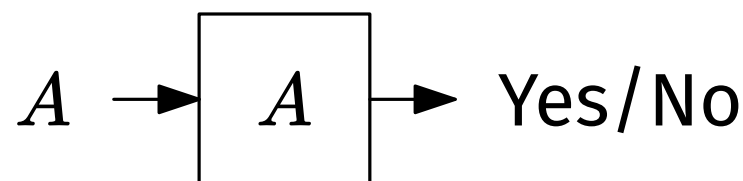
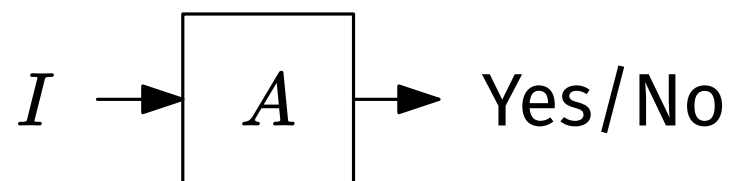


証明の流れは, $P \neq \text{EXPTIME}$ のときと同じ

問題 P (指数領域限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域を越えて使う, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, Yes を出力 \Rightarrow No

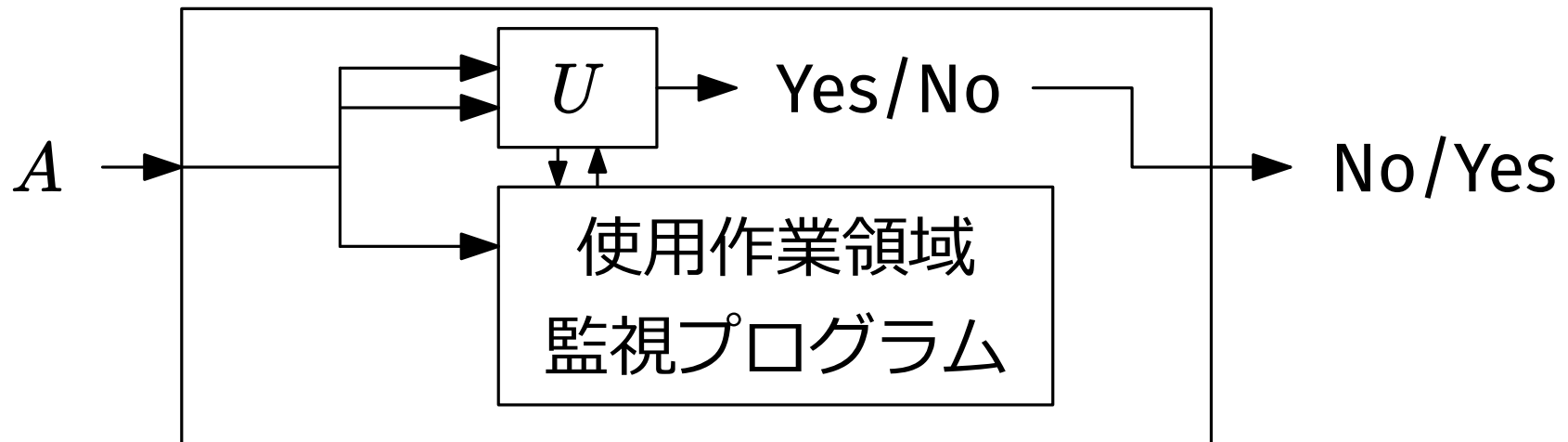


問題 P (指数領域限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域を越えて使う, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 1 : 問題 $P \in \text{EXPSPACE}$

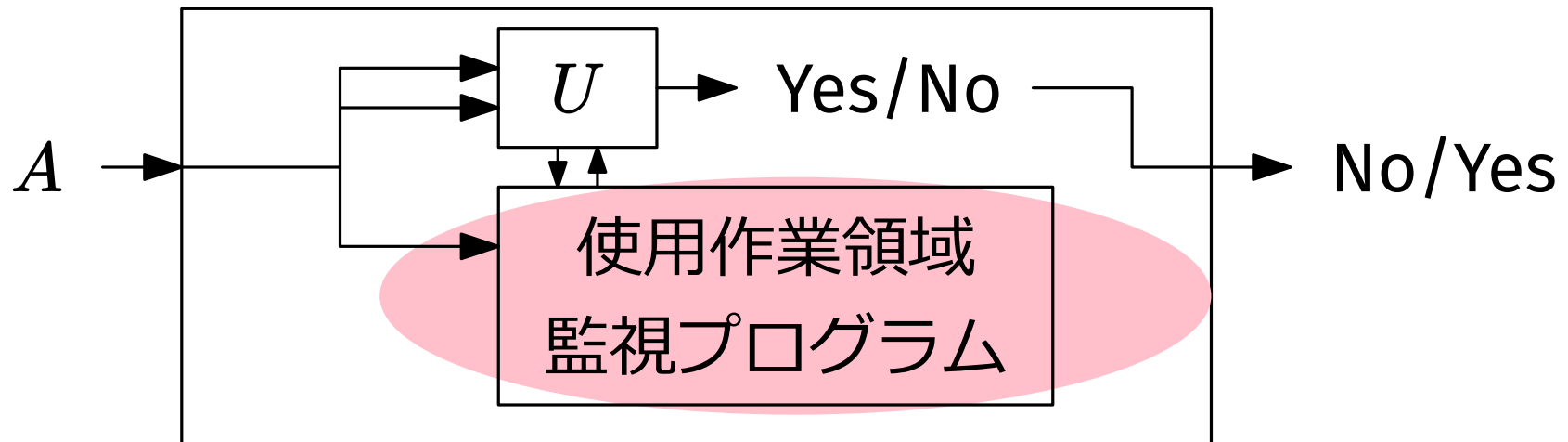


問題 P (指数領域限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域を越えて使う, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 1 : 問題 $P \in \text{EXPSPACE}$



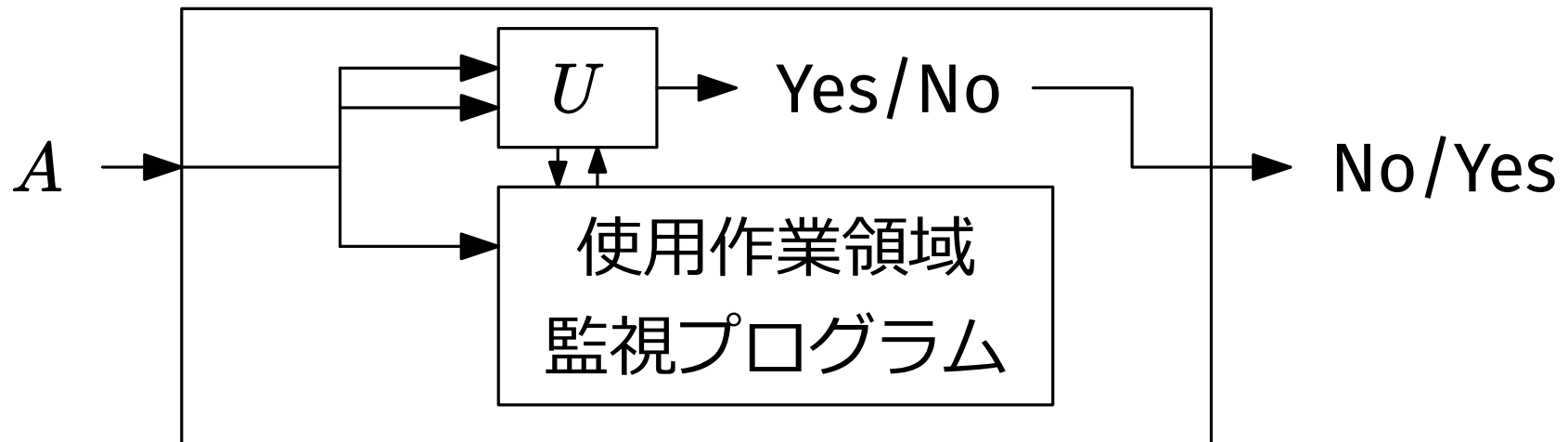
「作業領域量 $\leq 2^{|A|}$ 」を監視

問題 P (指数領域限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

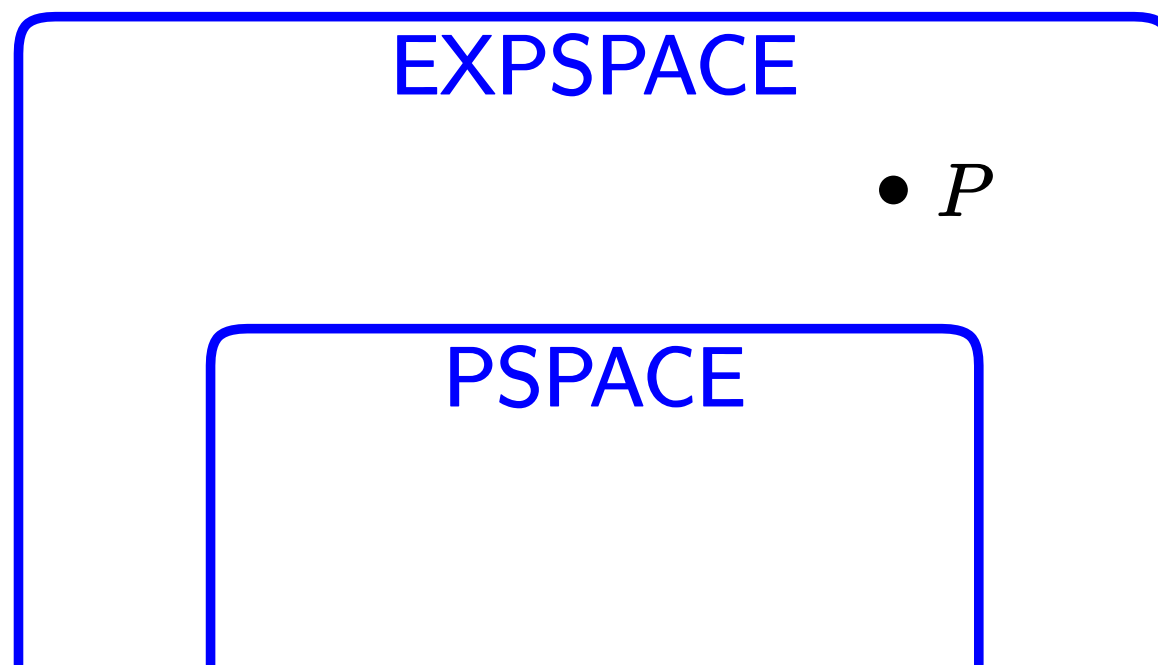
出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域を越えて使う, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 1 : 問題 $P \in \text{EXPSPACE}$



領域計算量 = $O((2^{|A|})^k) = O(2^{k|A|})$ (k は定数)

性質 2 : 問題 $P \notin$ PSPACE



問題 P (指数領域限定模倣の反転)

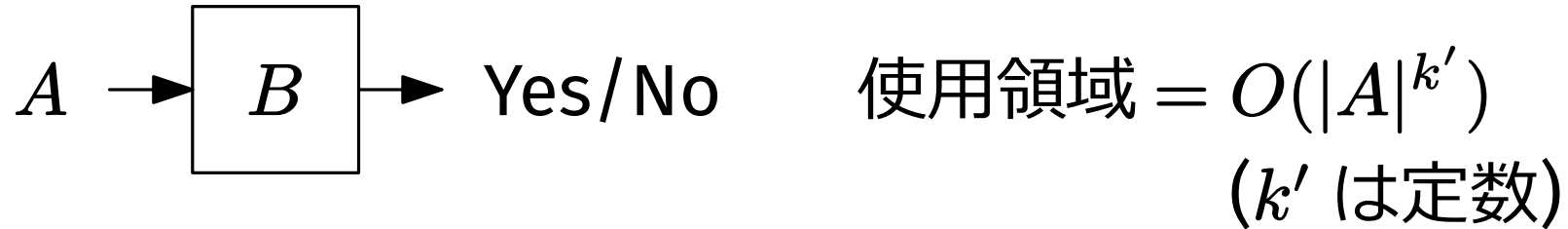
入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域を越えて使う, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 2 : 問題 $P \notin$ PSPACE

証明 (背理法) : $P \in$ PSPACE と仮定する

- B は P を解く多項式領域アルゴリズムであるとする



問題 P (指数領域限定模倣の反転)

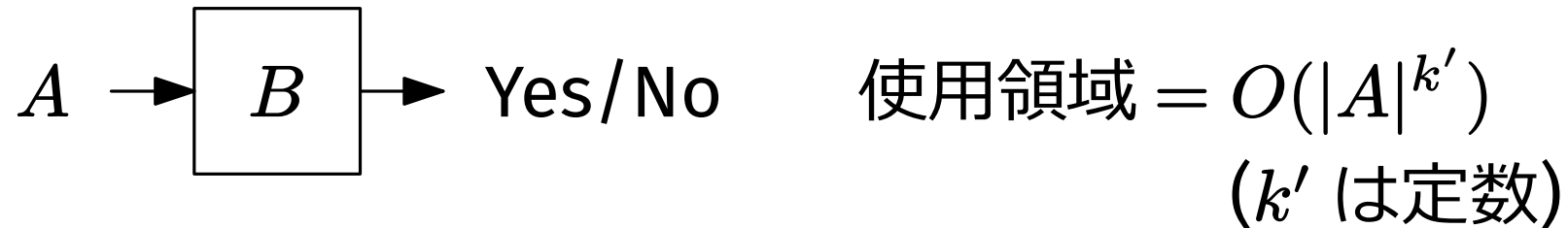
入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域を越えて使う, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, Yes を出力 \Rightarrow No

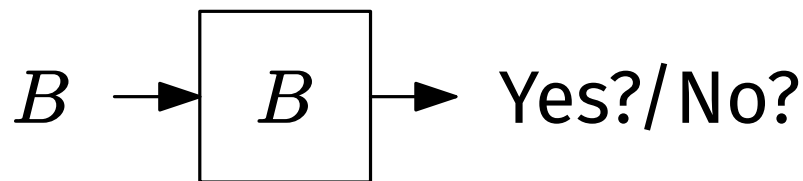
性質 2 : 問題 $P \notin$ PSPACE

証明 (背理法) : $P \in$ PSPACE と仮定する

- B は P を解く多項式領域アルゴリズムであるとする



- [対角線論法] $B(B)$ の出力は Yes か No か?



問題 P (指数領域限定模倣の反転)

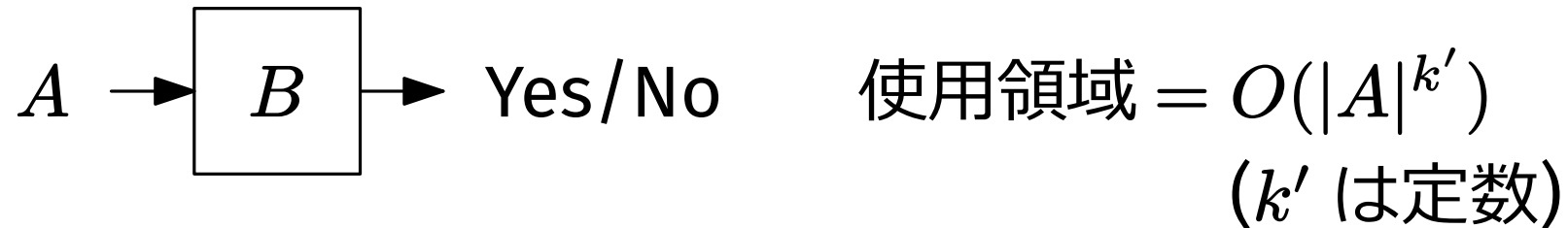
入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域を越えて使う, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 2 : 問題 $P \notin$ PSPACE

証明 (背理法) : $P \in$ PSPACE と仮定する

- B は P を解く多項式領域アルゴリズムであるとする



- [対角線論法] $B(B)$ の出力は Yes か No か?



問題 P (指数領域限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域を越えて使う, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, Yes を出力 \Rightarrow No

性質 2 : 問題 $P \notin$ PSPACE

証明 (続き) : 場合分け

- $B(B)$ の出力が Yes のとき
 B は問題 P を解くので, $B(B)$ は No を出力 \leadsto 矛盾
- $B(B)$ の出力が No のとき
 B は問題 P を解くので, $B(B)$ は Yes を出力 \leadsto 矛盾

どちらの場合も, 矛盾が導かれる

□

問題 P (指数領域限定模倣の反転)

入力 : プログラム A

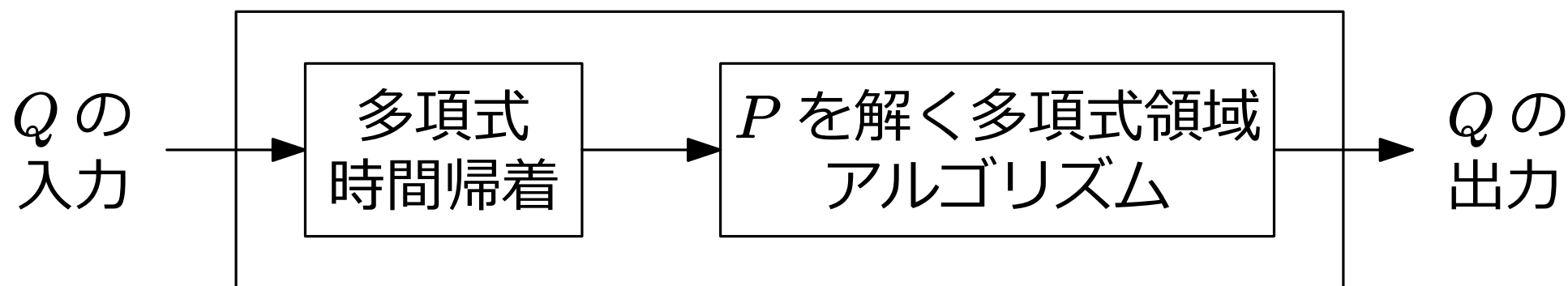
出力 : $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, No を出力 \Rightarrow Yes
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域を越えて使う, または,
 $A(A)$ が $2^{|A|}$ 領域だけ使い, Yes を出力 \Rightarrow No

性質：PSPACE \neq EXPSPACE の帰結

どの EXPSPACE 困難問題も多項式領域で解けない

証明：EXPSPACE 困難問題 P が多項式領域で解けると仮定

- 任意の $Q \in \text{EXPSPACE}$ を考える



Q を解く多項式領域アルゴリズム

- $\therefore \text{PSPACE} = \text{EXPSPACE}$
- これは PSPACE \neq EXPSPACE に矛盾 □

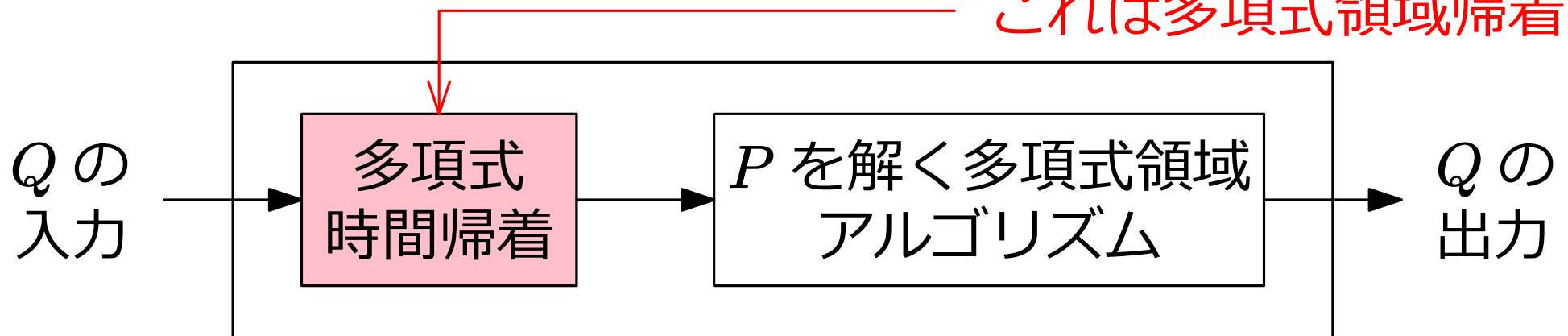
性質：PSPACE \neq EXPSPACE の帰結

どの EXPSPACE 困難問題も多項式領域で解けない

証明：EXPSPACE 困難問題 P が多項式領域で解けると仮定

- 任意の $Q \in \text{EXPSPACE}$ を考える

これは多項式領域帰着



Q を解く多項式領域アルゴリズム

- $\therefore \text{PSPACE} = \text{EXPSPACE}$
- これは PSPACE \neq EXPSPACE に矛盾

□

1. $P \neq EXPTIME$
2. $PSPACE \neq EXPSPACE$
3. **時間階層定理と領域階層定理**
4. 非決定性階層定理

証明した性質

時間階層定理 : $P \neq EXPTIME$

領域階層定理 : $PSPACE \neq EXPSPACE$

(Stearns, Hartmanis '65)

疑問

- 他の時間・領域は分けられないのか？
- 例えば,
「 $O(n^2)$ 時間で解ける問題のクラス」と
「 $O(n^3)$ 時間で解ける問題のクラス」が異なる
と言えるか？

回答：計算モデルを固定すると、言える場合がある

性質：時間階層定理 (time hierarchy theorem) の一般形

多テープ・チューリング機械において、
任意の時間構成可能関数 $f, g: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ に対して
 $f(n) \log f(n) = o(g(n))$ ならば

$$\text{TIME}(f(n)) \neq \text{TIME}(g(n))$$

(Stearns, Hartmanis '65)

(Hennie, Stearns '66)

証明の流れ：P \neq EXPTIME の証明と同じ

ポイント：インタプリタの効率 (計算量)

回答：計算モデルを固定すると、言える場合がある

性質：時間階層定理 (time hierarchy theorem) の一般形

多テープ・チューリング機械において、
任意の時間構成可能関数 $f, g: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ に対して
 $f(n) \log f(n) = o(g(n))$ ならば

$$\text{TIME}(f(n)) \neq \text{TIME}(g(n))$$

オーダーが $g(n)$ より真に小さい

(Stearns, Hartmanis '65)

(Hennie, Stearns '66)

証明の流れ：P \neq EXPTIME の証明と同じ

ポイント：インタプリタの効率 (計算量)

回答：計算モデルを固定すると、言える場合がある

性質：領域階層定理 (space hierarchy theorem) の一般形

多テープ・チューリング機械において、
任意の領域構成可能関数 $f, g: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ に対して
 $f(n) = o(g(n))$ ならば

$$\text{SPACE}(f(n)) \neq \text{SPACE}(g(n))$$

(Stearns, Hartmanis '65)

証明の流れ：PSPACE \neq EXPSPACE の証明と同じ

ポイント：インタプリタの効率 (計算量)

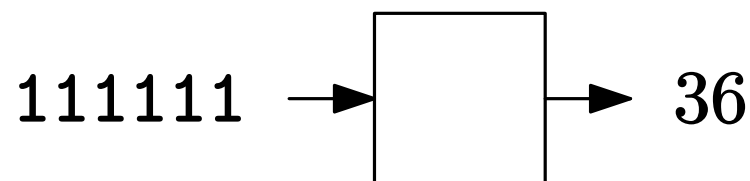
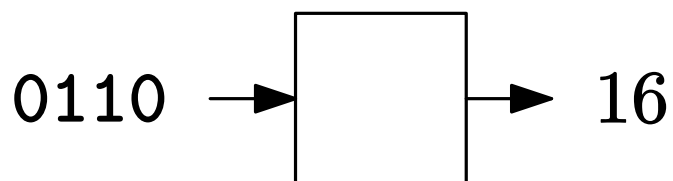
定義：時間構成可能関数 (time-constructible function)

関数 $f: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ が **時間構成可能** であるとは
次の問題を $O(f(|s|))$ 時間で解くチューリング機械が
あること

入力：ビット列 s

出力：自然数 $f(|s|)$

例： $f(n) = n^2$ のとき



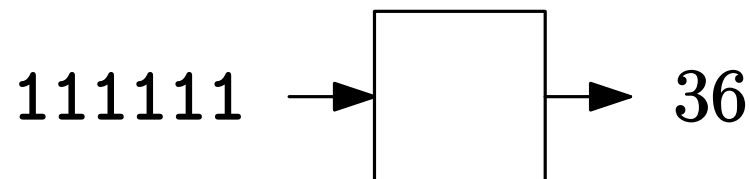
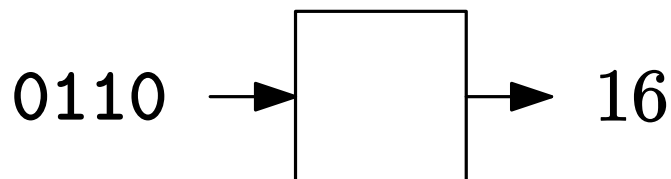
定義：領域構成可能関数 (space-constructible function)

関数 $f: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ が **領域構成可能** であるとは
次の問題を $O(f(|s|))$ 領域で解くチューリング機械が
あること

入力：ビット列 s

出力：自然数 $f(|s|)$

例： $f(n) = n^2$ のとき



$f(n)$	時間構成可能か？	領域構成可能か？
$\lceil \log_2 \log_2 \log_2 n \rceil$	×	×
$\lceil \log_2 n \rceil$	×	○
$\lceil \sqrt{n} \rceil$	×	○
n	○	○
2^n	○	○
2^{2^n}	○	○

関数 $t: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$

定義：クラス $\text{TIME}(t(n))$

クラス $\text{TIME}(t(n))$ とは,
多テープ・チューリング機械によって,
時間計算量 $O(t(n))$ で解ける判定問題全体のクラス
(ただし, n は入力の符号長)

この記法を使うと, P と EXPTIME は次のように書ける

$$P = \bigcup_{k=1}^{\infty} \text{TIME}(n^k)$$

$$\text{EXPTIME} = \bigcup_{k=1}^{\infty} \text{TIME}(2^{n^k})$$

関数 $s: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$

定義：クラス $\text{SPACE}(s(n))$

クラス $\text{SPACE}(s(n))$ とは、
多テープ・チューリング機械によって、
領域計算量 $O(s(n))$ で解ける判定問題全体のクラス
(ただし、 n は入力の符号長)

この記法を使うと、

$$L = \text{SPACE}(\log n)$$

$$\text{PSPACE} = \bigcup_{k=1}^{\infty} \text{SPACE}(n^k)$$

$$\text{EXPSPACE} = \bigcup_{k=1}^{\infty} \text{SPACE}(2^{n^k})$$

性質：時間階層定理 (time hierarchy theorem) の一般形

多テープ・チューリング機械において、
任意の時間構成可能関数 $f, g: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ に対して
 $f(n) \log f(n) = o(g(n))$ ならば

$$\text{TIME}(f(n)) \neq \text{TIME}(g(n))$$

例えば、次は正しい

- $\text{TIME}(n) \neq \text{TIME}(n^2)$
- $\text{TIME}(n^2) \neq \text{TIME}(n^3)$
- $\text{TIME}(2^n) \neq \text{TIME}(2^n n^2)$

注：計算モデルが多テープ・チューリング機械であるときの話

性質：領域階層定理 (space hierarchy theorem) の一般形

多テープ・チューリング機械において、
任意の領域構成可能関数 $f, g: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ に対して
 $f(n) = o(g(n))$ ならば

$$\text{SPACE}(f(n)) \neq \text{SPACE}(g(n))$$

例えば、次は正しい

- $\text{SPACE}(n) \neq \text{SPACE}(n \log n)$
- $\text{SPACE}(\log n) \neq \text{SPACE}(\log^2 n)$ (特に, $L \neq \text{PSPACE}$)
- $\text{SPACE}(2^n) \neq \text{SPACE}(2^n \log n)$

注：計算モデルが多テープ・チューリング機械であるときの話

1. $P \neq EXPTIME$
2. $PSPACE \neq EXPSPACE$
3. 時間階層定理と領域階層定理
4. **非決定性階層定理**

階層定理は非決定性のある計算モデルでも成立する

性質：非決定性時間階層定理

(nondeterministic time hierarchy theorem)

$NP \neq NEXPTIME$

(Cook '72)

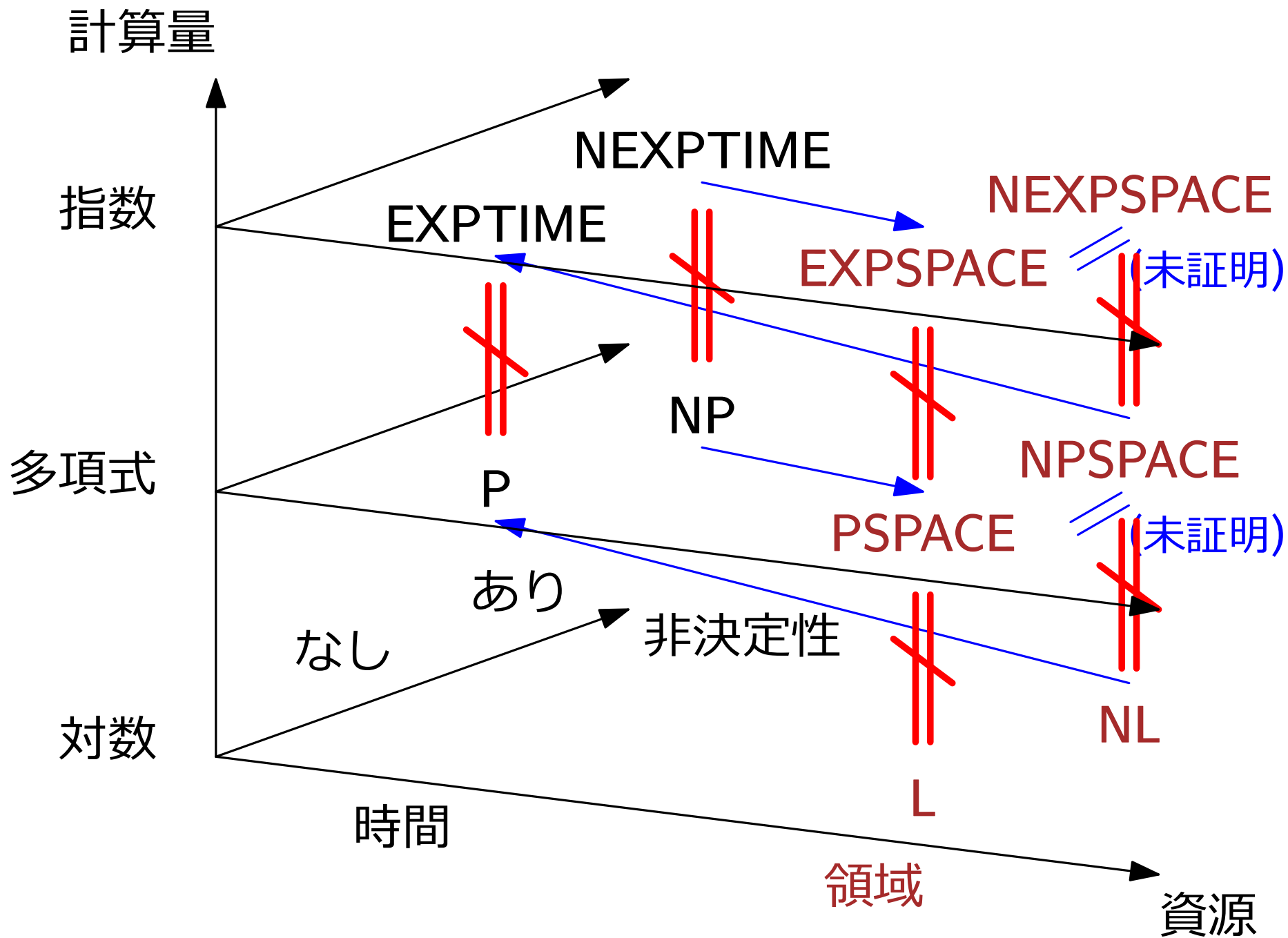
(Seiferas, Fischer, Meyer '78)

(Zak '83)

(Fortnow, Santhanam '17)

証明は「 $P \neq EXPTIME$ 」とまったく違う

- 根源的な理由： $NP \stackrel{?}{=} coNP$ であるか、未解決だから



目標

次を証明する

- $P \neq EXPTIME$

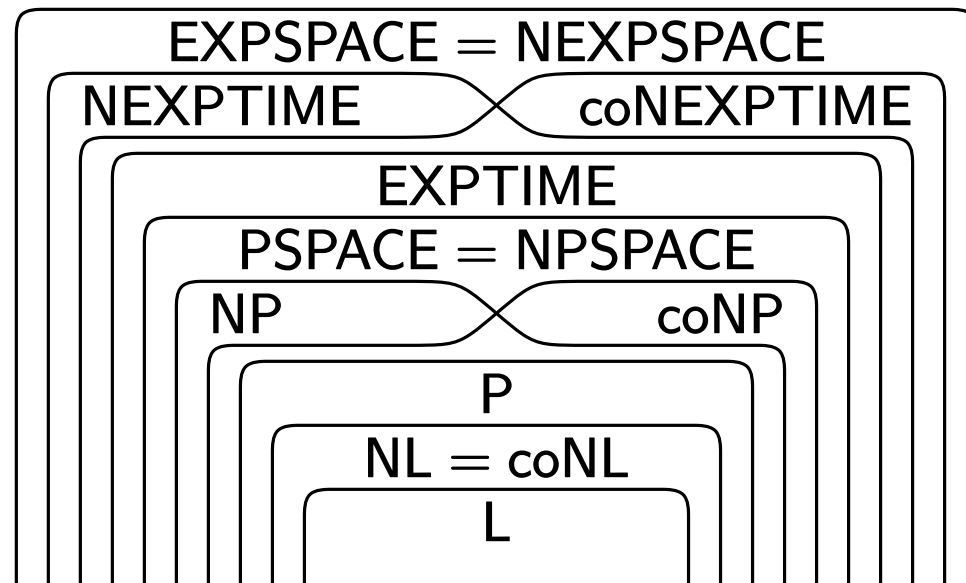
* 証明技法：対角線論法

他の階層定理も紹介する

$P \subseteq EXPTIME$ なので,

$P \subsetneq EXPTIME$ が正しい

ということ



次回

Ladner の定理を紹介して, 証明する

- $P \neq NP \Rightarrow$
ある問題 $P \in NP - P$ は NP 完全ではない
 - * 証明法: 水増し論法 + 対角線論法

そのような問題 P の候補 (?) を紹介する

Q

1.

2.

3.

4.